

ЛЕКЦИЯ 3. ВВЕДЕНИЕ В ТЕОРИЮ КОДИРОВАНИЯ

3.1. Задачи кодирования. Классификация методов кодирования

3.2. Согласование источника с каналом по объемам алфавитов. Теоремы кодирования Шеннона и потенциальные возможности системы передачи информации

3.1. ЗАДАЧИ КОДИРОВАНИЯ. КЛАССИФИКАЦИЯ МЕТОДОВ КОДИРОВАНИЯ

Основными задачами кодирования являются:

- согласование источника с каналом по объемам алфавитов;
- повышение скорости передачи информации по каналу за счет устранения избыточности в последовательности сигналов, подаваемых на его вход;
- повышение помехоустойчивости передачи информации введением, определенным образом организованной избыточности в последовательность сигналов.

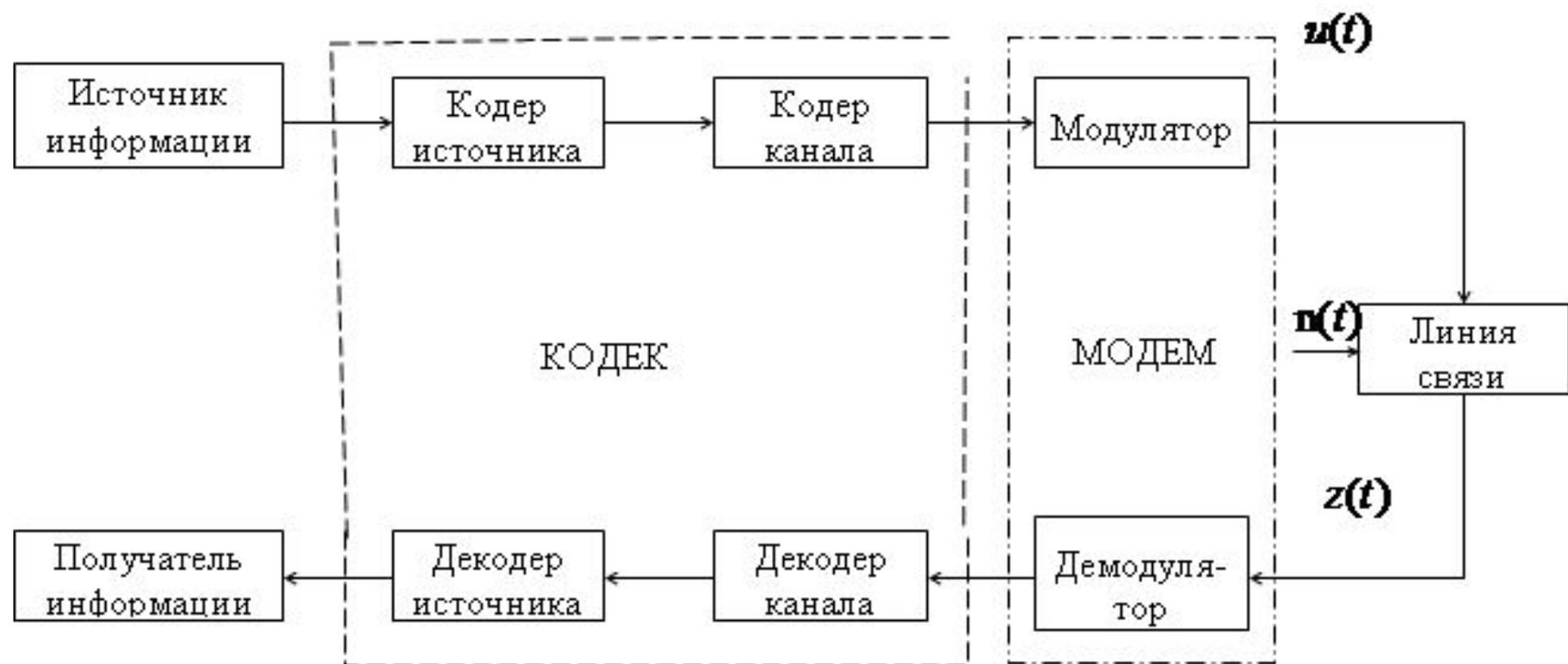


Рис. 3.1 Модель системы передачи (и хранения) информации



Рис. 3.2. Классификация методов кодирования

Таблица 3.1. Примеры кодирования

Алфавит дискретного источника	Вероят- ности симво- лов	Примитив- ный код	Эконом- ный код	Помехо- устойчивый код
a_0	0,5	00	0	000
a_1	0,25	01	10	011
a_2	0,125	10	110	101
a_3	0,125	11	111	110

3.2. Согласование источника с каналом по объемам алфавитов. Теоремы кодирования Шеннона и потенциальные возможности системы передачи информации

3.2.1. Теорема Шеннона для дискретного канала связи без помех

Если поток информации, вырабатываемый источником, достаточно близок к пропускной способности канала, то всегда можно найти такой способ кодирования, который обеспечит передачу всех сообщений, вырабатываемых источником, причем, скорость передачи информации будет весьма близка к пропускной способности канала.

$$I(X) = C - \sigma,$$

где $I(X)$ - скорость передачи информации; C - пропускная способность канала; σ - сколь угодно (бесконечно) малая величина.

3.2.2. Теорема Шеннона для дискретного канала связи с помехами

Если поток информации, вырабатываемой источником, достаточно близок к пропускной способности канала, то всегда можно найти такой способ кодирования, который обеспечит передачу всех сообщений, вырабатываемых источником, а вероятность ошибочного опознания любого переданного сообщения будет сколько угодно малой.

$$I(X) = C - \sigma,$$

а вероятность ошибочного опознания:

$$P_{ош} < \eta,$$

где $P_{ош}$ - вероятность ошибочного опознания переданного сообщения, η - сколь угодно малая величина.

3.2.3. Теорема Шеннона для непрерывного канала связи

Если ϵ -производительность $H'_\epsilon(X)$ источника непрерывных сообщений, определяющая количество информации, вырабатываемой в единицу времени при заданной оценке ϵ_0^2 верности воспроизведения близка к пропускной способности канала

$$H'_\epsilon(X) = C - \sigma,$$

где σ как угодно мало, то существует такой метод передачи, при котором все сообщения, вырабатываемые источником, могут быть переданы, а вероятность воспроизведения, при этом как угодно близка к ϵ_0^2 .